一种新型提供服务质量保证的自适应无线局域网媒体接入协议

彭　泳，程时端
（北京邮电大学国家重点实验室，北京 100876）

摘　要：在无线局域网中提供QoS保证近年来日益成为研究热点. 本文基于自适应无线局域网MAC协议在一种新的建模分析的基础上提出了一种提供QoS的新算法QoS-NSAD. QoS-NSAD赋予高优先级站点和低优先级站点不同的自适应特性从而很好地保证高负载环境高优先级用户的QoS特性. 同时由于继承了以前算法的自适应机制，系统吞吐量能够逼近最优. 大量仿真结果验证了算法的有效性.

关键词：分布式协调功能；无线局域网；服务质量
中图分类号：TN925.93，TP393.17　　**文献标识码**：A　　**文章编号**：0372-2112（2003）11-1695-06

A New Self-Adaptive MAC Protocol Providing QoS on Wireless LAN

PENG Yong，CHENG Shi-duan
(*National Laboratory of Switching Technology & Telecommunication Networks, Beijing University of Posts and Telecommunications, Beijing* 100876, *China*)

Abstract： The provision of QoS in IEEE 802.11 Wireless LANs has recently become a research focus. Based on the previously proposed mechanism, a new self-adaptive algorithm with QoS guarantee on IEEE 802.11 wireless LAN is proposed. This new algorithm tunes the initial contention window of different priority stations dynamically to decrease the unnecessary collisions and achieves the optimal resource utilization. High priority stations and low priority stations are assigned different self-adaptive parameters to guarantee the QoS property of high priority stations. Numerous simulation results have been shown about the performance of the new mechanism.

Key words： DCF；wireless LAN；QoS

1　引言

近年来，由于移动通信给人们带来方便快捷的服务，有关研究也越来越受到人们的重视. 无线局域网(Wireless Local Area Network)作为一种重要的移动主机实现本地接入的方法，逐渐成为研究的热门课题. IEEE制定了无线局域网的标准IEEE802.11以提供宽带的、支持异步或同步服务的网络[1]. DCF(Distributed Coordination Function)是IEEE802.11协议的基本接入方式，它通过窗口指数退避来实现不同站点的异步自适应接入. 这种接入方式协议实现比较简单，资源利用率也较高，因此目前得到大多数厂商的支持.

传统的DCF接入方式是基于CSMA/CA的竞争方式接入信道，难以提供严格的QoS保证. 为此，IEEE 802.11协议在DCF的基础上又提出了PCF(Point Coordination Function)实现集中控制轮询式的接入，这样可以对不同的站点保证不同QoS等级的接入. 但是有研究表明，PCF存在性能低下等问题. 为此，IEEE目前正在致力于IEEE802.11e的制定以改进802.11a和802.11b下对QoS的支持. 同时，许多研究者为了改进802.11MAC层性能也提出了许多算法思想. Imad Aad等人在文[2]中通过在DCF接入方式下赋予不同QoS等级的站点以不同的参数(指数退避的倍数，DIFS长度，数据帧最大长度)来达到区分优先级的目的. 文[3]提出Virtual MAC(VMAC)和Virtual Source(VS)的概念，VS利用VMAC来预测当前网络可提供的服务质量，从而达到保证服务质量的目的. 但是文[2,3]中并没有考虑如何控制接入以减小碰撞，保证最大吞吐量，提高资源利用率的问题. 文[4～6]从建模分析的角度推导如何调节站点的接入概率以达到最优的网络资源利用率，文[6]中通过调节初始竞争窗口的大小来调节站点接入概率，达到重负载情况下减小碰撞，提高系统吞吐量的目的. 但是它们都是基于所有站点以同样概率接入的情况分析，没有区分不同的服务质量要求的站点. 文[11]中通过在无线环境下引入类似SCFQ的调度机制达到保证业务质量的目的，但没有兼顾提高网络利用率的问题.

本文在文[6]算法的基础上，进一步将单跳网络站点分为

收稿日期：2002-10-14；修回日期：2003-06-18
基金项目：自然基金项目(No.90204003)；863项目(No.2002AA103063，No.2001AA121052)；博士点基金项目(No.20010013003)

两种 QoS 等级:优先接入和尽力而为.我们赋予优先接入站点和尽力而为接入站点不同的自适应特性.优先接入站点的初始竞争窗口的调节范围被限定在$[W_{min}, \alpha^*(W_{min}+1)-1]$之内$(\alpha^*(W_{min}+1)-1<W_{max})$,而尽力而为的站点初始竞争窗口的调节范围为$[W_{min}, W_{max}]$.根据负载情况自适应地调节初始竞争窗口,在最大化系统吞吐量的前提下,提供服务质量保证.

2 NSAD 协议简介

传统的 DCF 算法在传送数据包时并没有估计当前链路的拥塞状况.在重负载时节点依然使用以前的初始竞争窗口接入信道,造成碰撞过多和频繁退避,最终导致链路的吞吐量和公平性恶化明显[9].

NSAD (New Self-Adapt DCF algorithm)[6]为了让协议能够自适应当前链路状况,引入了一个与链路碰撞密切相关的参数链路负载 l 以反映当前链路负载状况.在重负载情况下,l 参数的最优值 l_{opt} 具有与当前无线网络中活动站点数近似无关的特性.文[6]正是基于 l 参数的优良特性提出了 NSAD 算法.参数 l 定义如下:

定义 链路负载 l 为:碰撞平均时长与空闲平均时长之比.

每次成功的数据传输会触发计算一次成功传送数据所经历的平均碰撞时长和空闲时长,分别用 t_coll_avg 和 t_free_avg 表示(在本次数据传送过程中经历的碰撞时长和空闲时长分别表示为 t_coll 和 t_free).l 值的计算方法如下所示:

$t_coll_avg = \lambda * t_coll_avg + (1-\lambda) * t_coll;$

$t_free_avg = \lambda * t_free_avg + (1-\lambda) * t_free;$

$l = t_coll_avg / t_free_avg;$

每次计算 l 值判断其是否落在 l_{opt} 邻域内.若不是,则游动计数器 counter 根据 l 值大于或小于 l_{opt} 加 1 或减 1.经过 M 次成功传送后,判断游动计数器的大小,若大于设定值 MAX_counter,则增大站点初始竞争窗口;若小于 -MAX_counter,则减小站点初始竞争窗口.通过调节窗口大小,文[6]实现了当所有站点尽力而为接入时自适应调节系统性能最优.

3 系统建模分析

3.1 一种新的提供 QoS 近似模型

设当前单跳网络中所有站点相互可达.优先接入站点以角标 g(Gold)表示,当前活动站点数为 N_g,在每个空闲时隙试图接入信道的概率为 τ_g,初始竞争窗口大小为 W_g;尽力而为接入站点以角标 o(Ordinary)表示,当前活动站点数为 N_o,在每个空闲时隙试图接入信道的概率为 τ_o,初始竞争窗口为 W_o.为了使协议自适应当前网络状况,我们采用类似文[6]中的方法,通过调节初始竞争窗口的大小的方法来调节不同站点接入信道的概率.W_{min} 和 W_{max} 分别为竞争窗口的上下界.为了区分对待优先接入站点和尽力而为接入站点,优先接入站点的初始竞争窗口 W_g 的调节范围被限定在$[W_{min}, \alpha*(W_{min}+1)-1]$之内$(\alpha*(W_{min}+1)-1<W_{max})$.

信道发生碰撞的概率、信道空闲概率以及数据包成功发送概率可如下表示:

$$\begin{cases} P_{coll} = 1-(1-\tau_o)^{N_o}(1-\tau_g)^{N_g} - N_o\tau_o(1-\tau_o)^{N_o-1}(1-\tau_g)^{N_g} \\ \qquad - N_g\tau_g(1-\tau_g)^{N_g-1}(1-\tau_o)^{N_o} \\ P_{free} = (1-\tau_o)^{N_o}(1-\tau_g)^{N_g} \\ P_{suce} = N_o\tau_o(1-\tau_o)^{N_o-1}(1-\tau_g)^{N_g} + N_g\tau_g(1-\tau_g)^{N_g-1}(1-\tau_o)^{N_o} \end{cases} \tag{1}$$

重负载情况下,由于优先接入用户与尽力而为接入用户信道接入概率不同,令 $\tau_g/\tau_o = k$.由于重负载情况下尽力而为用户初始竞争窗口被调至较大值,用户接入概率 $\tau_o \ll 1$,故:

$$(1-\tau_g) = (1-k\cdot\tau_g) \approx (1-\tau_o)^k \tag{2}$$

代入式(1)可得:

$$\begin{cases} P_{coll} \approx 1-(1-\tau_o)^{N_o+kN_g} - N_o\tau_o(1-\tau_o)^{N_o+kN_g-1} \\ \qquad - kN_g\tau_o(1-\tau_o)^{N_o+kN_g-k} \quad P_{free} \approx (1-\tau_o)^{N_o+kN_g} \\ P_{suce} \approx N_o\tau_o(1-\tau_o)^{N_o+kN_g-1} + kN_g\tau_o(1-\tau_o)^{N_o+kN_g-k} \end{cases} \tag{3}$$

设重负载时 N_o+kN_g 远大于 k,$\frac{N_o+kN_g-1}{N_o+kN_g-k} \approx 1$,代入上面方程组.同时为了计算方便,令 $N = N_o + kN_g$,可得:

$$\begin{cases} P_{coll} \approx 1-(1-\tau_o)^N - N\tau_o(1-\tau_o)^{N-1} \\ P_{free} \approx (1-\tau_o)^N \\ P_{suce} \approx N\tau_o(1-\tau_o)^{N-1} \end{cases} \tag{4}$$

至此,两种不同 QoS 类型用户竞争信道的问题近似蜕化成文[6]中单用户类型时的问题,用户接入概率为 τ_o,用户数为 $N = N_o + kN_g$.从接入信道概率上来说,将一个优先接入用户站点等同于 k 个虚拟的尽力而为接入站点.上述推导的实质忽略了 k 个站点自身之间的竞争,假设一个优先接入站点用 k 个尽力而为站点替代.在文[6]中推导了在重负载情况下链路负载 l 的最优值 l_{opt} 与无线链路中活动节点数 N 之间的关系.当站点接入概率调至最优,链路负载 l 达到的最优值 l_{opt} 与无线链路中活动节点数无关[6].因此采用类似文[6]的窗口调节方式,使用 NSAD 的竞争窗口调节机制调节站点接入概率以获得最大吞吐量.使系统吞吐量达到最大的站点接入概率 τ_o 满足下述等式[5,6](T_c^* 为碰撞平均占用时槽数):

$$\tau_o = \frac{1}{N\sqrt{T_c^*/2}} \tag{5}$$

在后面推导中,我们将会用到这个公式.由于上述模型采用近似忽略了 k 个站点自身之间的竞争,采用上述模型所造成多计算的碰撞占原碰撞数的比例可依概率计算为:

$$\varepsilon = \frac{N_g[1-(1-\tau_o)^k - k\tau_o(1-\tau_o)^{k-1}]}{1-(1-\tau_o)^N - N\tau_o(1-\tau_o)^{N-1}} \approx \frac{N_g[1-(1-k\tau_o)-k\tau_o(1-k\tau_o+\tau_o)]}{1-(1-N\tau_o)-N\tau_o(1-N\tau_o+\tau_o)} = \frac{kN_g(k-1)}{N(N-1)}$$

注意到 $N = kN_g + N_o > kN_g > k$,可以认为通常 $\varepsilon \ll 1$.

3.2 优先接入用户吞吐量分析

下面分析推导在 NSAD 的竞争窗口调节机制下,重负载情况下系统优先接入用户获得的吞吐量情况.

在附录里,我们分析推导了站点试图接入信道概率与站点初始竞争窗口之间的关系式.可表示如下:

$$\tau = \frac{2\sum_{i=0}^{n'} p^i}{\sum_{i=0}^{n'} p^i + W_{init}\sum_{i=0}^{n-1}(2p)^i + W_{\max}\sum_{i=n}^{n'} p^i}, \quad n' > n \qquad (6)$$

其中,p 是站点竞争信道遭遇碰撞的条件概率,W_{init} 和 $W_{\max}$ 分别为初始竞争窗口值和竞争窗口的最大值. n 为竞争退避过程中窗口增大次数,可计算为:

$$n = \log_2\left[(W_{\max}+1)/(W_{init}+1)\right]$$

n' 为系统预设的最大重传次数(在使用 RTS 侦测信道时使用 $ShortRetryLimit = 7$). 令 p_g 和 p_o 分别为优先接入站点和尽力而为接入站点遭遇碰撞的概率,n_g 和 n_o 分别为优先接入站点和尽力而为接入站点竞争窗口增大次数,则显然有下面方程组成立:

$$\begin{cases} \tau = 2\sum_{i=0}^{n'} p_g^i \Big/ \left[\sum_{i=0}^{n'} p_g^i + (W_g+1)\sum_{i=0}^{n_g-1}(2p_g)^i + (W_{\max}+1)\sum_{i=n_g}^{n'} p_g^i\right] \\ \tau_o = \dfrac{1}{N\sqrt{T_c^*/2}} \\ p_g = 1-(1-\tau_g)^{N_g-1}(1-\tau_o)^{N_o} \\ p_o = 1-(1-\tau_o)^{N_o-1}(1-\tau_g)^{N_g} \\ n_g = \log_2\left[(W_{\max}+1)/(W_g+1)\right] \\ n_o = \log_2\left[(W_{\max}+1)/(W_o+1)\right] \end{cases} \qquad (7)$$

令 $\tau_g/\tau_o = k$,同时注意到当站点数较多系统处于重负载情况下,式(2)近似成立. 代入到上述方程组中,可得:

$$\begin{cases} k = N\sqrt{2T_c^*}\dfrac{\sum_{i=0}^{n'} p_g^i}{\sum_{i=0}^{n'} p_g^i + (W_g+1)\sum_{i=0}^{n_g-1}(2p_g)^i + (W_{\max}+1)\sum_{i=n_g}^{n'} p_g^i} \\ p_g = 1-(1-\tau_o)^{N_o+kN_g-k} \\ p_o = 1-(1-\tau_o)^{N_o+kN_g-1} \end{cases} \qquad (8)$$

将式(7)中 n_g 代入,并注意到 $x^{\log_2 y} = y^{\log_2 x}$,经整理并注意到在重负载情况下,优先接入站点将自己的初始竞争窗口 W_g 调节至最大值 $\alpha^*(W_{\min}+1)-1$,可以得到式(9).

从式(9)中我们得到重负载情况下当前网络活动普通接入站点数 N 与 k 之间的关系(将一个优先接入站点看作 k 个尽力而为接入站点). 利用文[6]中结论易知,重负载情况下,$p_o = 1-e^{-1/\sqrt{T_c^*/2}}$. 同时由式(7)可知:$p_g < p_o = 0.23 < (1/4)$. 如果是数据帧碰撞的情况,碰撞时长会更长,$p_o$ 会更小. 注意到 $n' = 7$,$p_g^{n'+1}$ 远小于 1. 据文[1]可将碰撞计算为:$RTS + EIFS$. 当在 DSSS 2Mbps 链路情况下,$T_c^* = 29.0$(slots). 稍加估算可知式(9)分母中后两项绝对值远小于前一项,忽略. 于是得到式(10).

$$k = \frac{N\cdot\sqrt{2T_c^*}\sum_{i=0}^{n'} p_g^i}{\alpha(W_{\min}+1)\cdot\sum_{i=0}^{n'}(2p_g)^i\cdot\left[\dfrac{1}{1-(2p_g)^{n'+1}} - \dfrac{\left(\alpha\dfrac{W_{\min}+1}{W_{\max}+1}\right)^{\log_2\frac{1}{2p_g}}\cdot p_g}{(1-p_g)\left[1-(2p_g)^{n'+1}\right]}\right] + \sum_{i=0}^{n'} p_g^i - \dfrac{p_g^{n'+1}\cdot(W_{\max}+1)}{1-p_g}} \qquad (9)$$

$$k \approx \frac{N\cdot\sqrt{2T_c^*}\dfrac{1-2p_g}{1-p_g}}{\alpha(W_{\min}+1)\left[1-\left(\alpha\dfrac{W_{\min}+1}{W_{\max}+1}\right)^{\log_2\frac{1}{2p_g}}\dfrac{p_g}{(1-p_g)}\right]} = \theta N \qquad (10)$$

其中:
$$\theta = \frac{\sqrt{2T_c^*}\dfrac{1-2p_g}{1-p_g}}{\alpha(W_{\min}+1)\left[1-\left(\alpha\dfrac{W_{\min}+1}{W_{\max}+1}\right)^{\log_2\frac{1}{2p_g}}\dfrac{p_g}{(1-p_g)}\right]} \qquad (11)$$

上式中 θ 事实上是 α 的函数,可以通过调节 α 来调节 θ. 当 α 取值较小时注意到 $(W_{\min}+1)/(W_{\max}+1)$ 远小于 1,不难发现 θ 和 α 成近似反比例关系. 此外,据式(7)可得:

$$p_g = 1-(1-\tau_o)^{N_o+kN_g-k} = 1-(1-\tau_o)^{(1-\theta)N}$$

最优接入概率 τ_o 和站点数 N 之间关系式可表示为[5]:$\tau_o = \dfrac{1}{N\sqrt{T_c^*/2}}$. 当 N 足够大时利用极限等式 $\lim_{x\to\infty}\left(1+\dfrac{1}{x}\right)^x = e$,可知:$(1-\tau_o)^N = e^{1/\sqrt{T_c^*/2}}$. 可以求得重负载情况下:

$$p_g = 1-(1-\tau_o)^{(1-\theta)N} \approx 1-e^{-(1-\theta)/\sqrt{T_c^*/2}} \qquad (12)$$

利用式(11)、(12)可以求得 θ 的数值解. 使用如下参数组[1]:$W_{\max} = 1023$,$W_{\min} = 31$,$\alpha = 2$,$T_c^* = 29.0$(slots),可以得到:$\theta = 0.0867$,$p_g = 0.213$.

设系统总吞吐量为 S_o. 依概率可知,单个优先接入站点获得的吞吐量 S_g 可以计算如下:

$$\frac{S_g}{S} = \frac{\tau_g(1-p_g)}{N_o\tau_o(1-\tau_o)^{N_o+kN_g-1} + kN_g\tau_o(1-\tau_o)^{N_o+kN_g-k}}$$

将式(12)代入,整理可得:

$$S_g = \frac{1}{e^{-\theta/\sqrt{T_c^*/2}}\left(\dfrac{1}{\theta}-N_g\right)+N_g}\cdot S \qquad (13)$$

代入上面求得的 $\theta = 0.0867$,注意到 $e^{-\theta/\sqrt{T_c^*/2}} \approx 1$,可得:$S_g \approx \theta\cdot S = 0.0867\ S$.

式(13)表明了 QoS-NSAD 所具有的优良特性:在重负载情况下,优先接入站点获得的吞吐量得到良好保证,从数值上看是整体吞吐量的相对确定的一部分,不随尽力而为站点数目增大而劣化;且可以通过增大或减小 α 值来调节 θ 大小,从而达到调节优先接入站点获得的带宽.

3.3　系统容限分析

值得注意的是:由于 W_o 最大值为 $W_{\max}$,此时 $n = 0$,联合式(7)可得 N 最大值为:

$$N = kN_g + N_o \le N_{\max} = \frac{W_{\max}+2}{\sqrt{2T_c^*}} \qquad (14)$$

将 N 的最大值 $N_{\max}$ 代入式(10)可得,此时 k 可表示为:

$$k = \frac{\theta}{\sqrt{2T_c^*}}\left(W_{max}+2\right) \tag{15}$$

代入式(14)可得:

$$Ng \le \left(\frac{W_{max}+2}{\sqrt{2T_c^*}} - N_o\right) \Big/ \frac{\theta}{\sqrt{2T_c^*}}\left(W_{max}+2\right)$$

由于 $N_o \ge 0$,故可得:

$$N_g \le (1/\theta) \tag{16}$$

式(16)表明了优先接入用户的最大个数. 由式(13)、(16)可以看出:θ越小,可以容纳的最多用户数亦即 N_g 最大值越大,同时单个优先接入用户吞吐量 S_g 越小. 将 $\theta = 0.0867$, $T_c^* = 29.0$, $\alpha = 2$ 代入得:$N_g \le 11.53$. 同时,在式(14)、(15)中取 $W_{max} = 1023$,可得:

$$11.67N_g + N_o \le 134.59 \tag{17}$$

如图 1 所示. 当接入的活动用户数在容许范围之外时,网络容量超过极限,由于碰撞过大而引发网络拥塞,损失带宽;同时式(11)、(16)也表明可以通过调节优先接入用户初始竞争窗口上界 α 参数的数值来调节当前小区可以容纳的最多优先接入活动用户数.

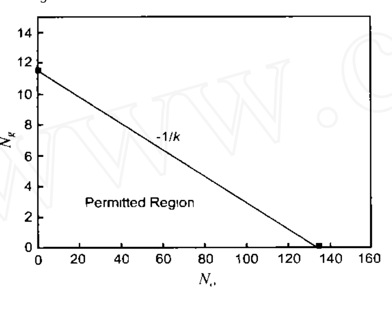


图 1 系统容限范围

在具体实现上,新的 QoS-NSAD 自适应协议窗口调节机制相对于原文[6]中 NSAD 协议有以下改动:优先接入用户初始竞争窗口 W_{init} 调节范围被限定在 $[W_{min}, \alpha*(W_{min}+1)-1]$ 之内 $(\alpha*(W_{min}+1)-1 < W_{max})$. 而普通接入用户初始竞争窗口调节范围仍然为 $[W_{min}, W_{max}]$ 不变. 同时,为了防止优先接入站点将自己的初始竞争窗口捎带给其他尽力而为接入用户,从而导致网络拥塞,优先接入站点窗口刷新周期设成普通接入用户的 4 倍.

在这里,我们为了简化推导,只讨论了两种服务质量等级的体系结构. 事实上,类似前述方法可以证明,NSAD 的竞争调节机制也可以适用于多种服务质量等级的体系.

4 仿真模型

为验证第 3 部分中所述算法的有效性,我们采用了 Berkeley 大学的 NS(Network Simulator)仿真工具进行网络仿真并拟定以下仿真环境. 为了简化模型,我们首先做以下假设:

(1)因为我们研究的重点是多点接入中的控制问题,所以假设所有站点可达,不考虑隐藏终端(hidden terminal)和暴露终端(exposed terminal)的问题;

(2)虽然发生冲突时接收机可以捕获信号最强的帧,但在这里,我们为了讨论方便采取保守认为只要发生碰撞就意味着发送失败;

(3)缓存区足够大,帧丢失只是因为碰撞和超时引起的,不会由缓冲区不足引起. 对于主机而言容易做到.

仿真拓扑采用的是设置 N 个随机分布于通信范围以内的节点. 所有节点相互可达. 在第奇数号和第偶数号节点之间建立 TCP 连接,开设 FTP 服务,如图 2 所示. 其中的 4 个通信对(即 0 - 7 号节点)为优先接入用户服务,其余为尽力而为接入用户. (注:在实际的系统中,可以在接入点 Access Point 为每个活动用户设竞争窗口[10],这就相当于在 AP 存在一些互不竞争的虚拟站点分别对应通信于网络中的活动节点.)为了简化起见,我们的仿真拓扑设成数个通信对,在仿真过程中使奇数号节点和偶数号节点相互通信(100 个节点相当于设置 50 个通信对). TCP 版本使用的是 New Reno. 网络拓扑和主要参数设置如表 1 所示. 其他有关 NSAD 的一些参数设置沿用文[6]中的设置.

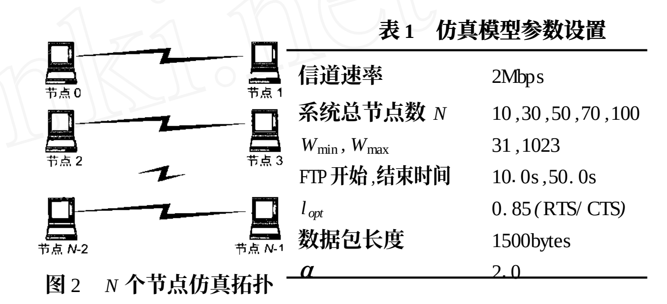


图 2 N 个节点仿真拓扑

表 1 仿真模型参数设置

信道速率	2Mbps
系统总节点数 N	10,30,50,70,100
W_{min}, W_{max}	31,1023
FTP 开始,结束时间	10.0s,50.0s
l_{opt}	0.85(RTS/CTS)
数据包长度	1500bytes
α	2.0

5 仿真结果及分析

为了说明 QoS-NSAD 协议的有效性,我们对比了基于 DCF 的机制[2](QoS-DCF). QoS-DCF 中优先接入用户竞争窗口范围是 $[W_{min}, (W_{max}-1)/2]$. 尽力而为站点窗口范围是 $[(W_{min}-1)*2, W_{max}]$,窗口调节沿用 DCF 的调节机制. 在相同的仿真拓扑环境下,我们采集了两种不同 QoS 机制下协议优先接入站点和尽力而为接入站点的吞吐量、MAC 时延以及链路总的吞吐量.

5.1 吞吐量

图 3 和图 4 中每个点是 10 次仿真结果的均值. 在图 3 中,我们比较了在两种不同算法下随站点数不断增加的情况下各自对优先接入站点吞吐量的保证情况. 使用 QoS-DCF 算法时,随站点数增加,优先接入站点数据流吞吐量一直下降,50 个通信对时降至 0.13 左右;而在 QoS-NSAD 算法下,优先接入站点在通信对小于 15 时随站点数增加初始竞争窗口采用 NSAD 的窗口调节机制,随站点数目增大呈下降趋势;通信对大于 15 时初始竞争窗口调节接近最大值 $[\alpha*(W_{min}+1)-$

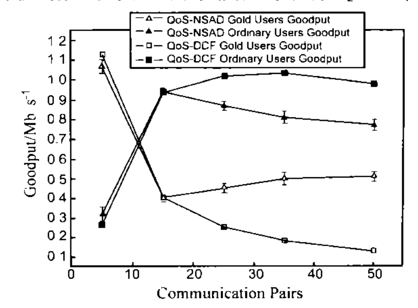


图 3 QoS-DCF 和 QoS-NSAD 算法下优先接入站点和尽力而为接入站点吞吐量随站点总数变化情况

1],此后优先接入站点之间的四个数据流总吞吐量一直维持在 0.50 以上. 采用式(13)估算 4 对优先接入数据流吞吐量为 0.087 *4 *1.4 = 0.49(Mb/s). 由于我们上层采用的是 TCP 协议,优先接入用户时延小,TCP 窗口增长快;尽力而为用户数据流时延大,TCP 窗口增长慢. 这就导致了在仿真过程中优先接入用户获得更多流量. 因此仿真中实测吞吐量稍大于理论估值. 此外,吞吐量随通信对不同有波动,15 个通信对时的吞吐量偏低,观察窗口值表明主要原因是窗口调节不够准确引起的.

在图 4 中,我们比较了两种算法下系统总的上层 TCP 获得的吞吐量. 由于 QoS-NSAD 具有自适应特性,随站点数增大可以看到 QoS-NSAD 的吞吐量比 QoS-DCF 提高较多. 图中 QoS-NSAD 的总吞吐量一直维持在 1.3Mb/s 以上. 在 50 个通信对的情况下,总吞吐量提高达到 31 %左右.

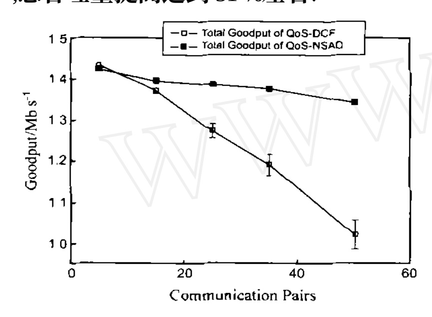


图 4 QoS-DCF 和 QoS-NSAD 算法 TCP 吞吐量比较

5.2 MAC 时延

在图 5 中我们可以看到,当使用 QoS-NSAD 时,优先接入用户时延得到了很好地保证,平均时延一直维持在一个较低的水平以内(0.1 秒). 而在采用 QoS-DCF 时,平均时延随站点数的增加呈上升趋势.

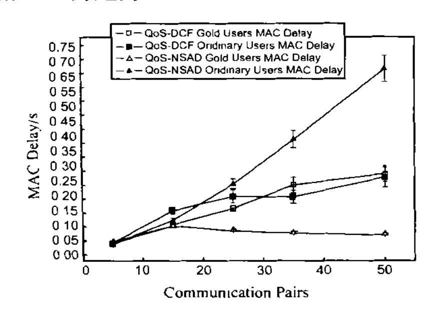


图 5 QoS-DCF 和 QoS-NSAD 算法用户平均时延随站点总数变化情况

我们也比较了尽力而为站点在两种机制下 MAC 平均时延随站点总数的变化情况. 由于在 QoS-NSAD 机制下,尽力而为站点在重负载情况下自动随负载增加而增大初始竞争窗口,自然会导致 MAC 时延的增大. 在轻载情况下,两种机制 MAC 时延接近.

6 结束语

本文在文[6]中自适应 MAC 层协议 NSAD 基础上提出了一种新的能够提供 QoS 保证的无线局域网协议. 通过建模分析我们观察到这种新的协议能够具有在重负载情况下依然保证优先接入用户吞吐量的良好特性. 之后我们通过仿真验证:在这种机制下优先接入用户获得的带宽和平均时延不随尽力而为用户数目的增大而劣化. 同时,我们观察到由于这种协议继承了文[6]自适应链路负载的特性,在保证优先接入用户服务质量的前提下,重负载情况下系统总的吞吐量也得到明显提高.

附录

站点信道接入概率与站点初始竞争窗口之间的关系

类似文[7],我们用离散时间马尔可夫链对 NSAD 协议建模,如图 6 所示. 在这里,我们与文[7]中的不同在于我们的初始窗口值是通过文[6]中的算法调节的. 在这里,n 是个变量. 我们首先申明采用以下表示法:

$$P\{i_1, k_1 | i_0, k_0\} = p\{s(t+1) = i_1, b(t+1) = k_1 | s(t) = i_0, b(t) = k_0\}$$

$s(t)$ 代表退避次数,而 $b(t)$ 代表退避时槽数. 存在以下概率转移方程[7]:

$$\begin{cases} P\{i,k|i,k+1\} = 1, & k\in[0,w_i-2], i\in[0,n'] \\ P\{0,k|i,0\} = (1-p)/W_0, & k\in[0,w_0-1], i\in[0,n'] \\ P\{i,k|i-1,0\} = p/W_i, & k\in[0,w_i-1], i\in[1,n] \\ P\{0,k|n',0\} = 1/W_n, & k\in[0,w_i-1], \end{cases} \tag{18}$$

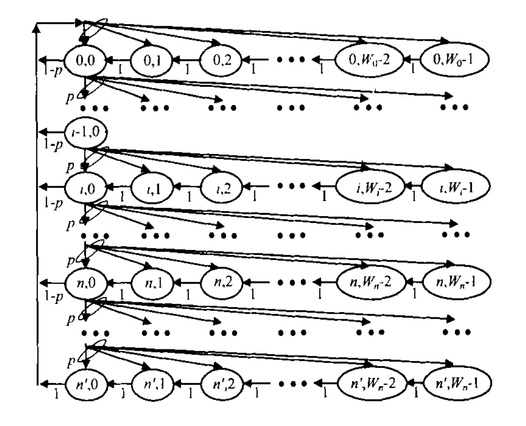


图 6 NSAD 窗口机制马尔可夫建模模型

式(18)描述了当前网络中一个活动节点的窗口退避机制. 令 $b_{i,k} = \lim_{t\to\infty} P\{s(t) = i, b(t) = k\}, i\in[0,n'], k\in(0,W_i-1)$ 为此马尔可夫链稳态分布概率,于是有以下方程组成立:

$$\begin{cases} b_{i,0} = b_{i-1,0}\cdot p \rightarrow b_{i,0} = p^i b_{0,0}, 0 < i \le n' \\ b_{0,0} = (1-p)\sum_{j=0}^{n'-1} b_{j,0} + b_{n',0} \\ b_{i,k} = \dfrac{W_i-k}{W_i} b_{i,0} = \dfrac{W_i-k}{W_i}\begin{cases} (1-p)\sum_{j=0}^{n'-1} b_{j,0} + b_{n',0}, & i = 0 \\ p\cdot b_{i-1,0}, & 0 < i \le n' \end{cases} \\ W_i = \begin{cases} 2^i\cdot W_0, & 0 \le i < n \\ W_{max}, & n \le i \le n' \end{cases} \end{cases} \tag{19}$$

通过上述方程组,我们可以将所有 $b_{i,k}$ 表示为 p 和 $b_{0,0}$ 的函数. 由于稳态分布具有归一化条件,我们于是得到:

$$1=\sum_{i=0}^{n'}\sum_{k=0}^{W_i-1}b_{i,k}=\sum_{i=0}^{n'}b_{0,0}\sum_{k=0}^{W_i-1}\frac{W_i-k}{W_i}=\sum_{i=0}^{n'}b_{i,0}\frac{W_i+1}{2} \tag{20}$$

最终我们可以得到:

$$b_{0,0}=\begin{cases}\dfrac{2}{\sum_{i=0}^{n'}p^i+W_0\sum_{i=0}^{n'}(2p)^i}, & n'\leq n\\[2ex] \dfrac{2}{\sum_{i=0}^{n'}p^i+W_0\sum_{i=0}^{n-1}(2p)^i+W_n\sum_{i=n}^{n'}p^i}, & n'>n\end{cases} \tag{21}$$

由于当退避计数器计数到 0 时,站点试图向空闲信道发包,故站点试图接入信道的概率等于退避时槽记数值为 0 的所有状态稳态概率之和:

$$\tau=\sum_{i=0}^{n'}b_{i,0}=b_{0,0}\sum_{i=0}^{n'}p^i$$

$$=\begin{cases}\dfrac{2\sum_{i=0}^{n'}p^i}{\sum_{i=0}^{n'}p^i+W_0\sum_{i=0}^{n'}(2p)^i}, & n'\leq n\\[2ex] \dfrac{2\sum_{i=0}^{n'}p^i}{\sum_{i=0}^{n'}p^i+W_0\sum_{i=0}^{n-1}(2p)^i+W_n\sum_{i=n}^{n'}p^i}, & n'>n\end{cases} \tag{22}$$

值得说明的是,事实上在 NSAD 协议中,最大重传次数大于窗口增长次数,$n'>n$. 注意到 W_0 即 $W_{init}+1$, W_n 即 $W_{max}+1$,易得式(6)结论.

参考文献:

[1] IEEE standard for Wireless LAN Medium Access Control and Physical Layer (PHY) specifications[S]. ISO/ IEC 8802-11:1999(E),1999.

[2] Imad Aad,Claude Castelluccia. Differentiation mechanisms for IEEE 802.11[A]. Proc. IEEE INFOCOM '01[C]. Anchorage,AK,USA,2001.

[3] Andras Veres,Andrew T. Campbell,Michael Barry,Li-Hsiang Sun. Supporting service differentiation in wireless packet networks using distributed control[J]. IEEE Journal on Selected Area in Comm,2001,19(10):2081 - 2093.

[4] F Cali,M Conti,E Gregori. IEEE 802.11 protocol:Design and performance evaluation of an adaptive backoff mechanism[J]. IEEE Journal on Selected Area in Comm,2000,18(9):1774 - 1786.

[5] Giuseppe Bianchi. Performance analysis of the IEEE802.11 distributed coordination function[J]. IEEE Journal on Selected Area in Comm,2000,18(3):535 - 547.

[6] Yong Peng,Haitao Wu,Shiduan Cheng,Keping Long. A new self-adapt DCF algorithm[A]. Proc. IEEE GLOBECOM '02[C]. Taipei,Taiwan,CHINA,2002.

[7] Haitao Wu,Yong Peng,Keping Long,Shiduan Cheng,Jian Ma. Performance of reliable transport protocol over IEEE 802.11 wireless LAN: Analysis and enhancement[A]. Proc. IEEE INFOCOM '02[C]. New York,USA,2002.

[8] Oran Sharon,Eitan Altman. An efficient polling MAC for wireless LANs[J]. IEEE/ACM Transactions on Networking,2001,9(4):439 - 451.

[9] Yong Peng,Haitao Wu,Keping Long,Shiduan Cheng. Simulation analysis of TCP performance on IEEE 802.11 wireless LAN[A]. Proc. ICII '01[C]. Beijing,CHINA,2001.

[10] Vaduvur Bharghavan. MACAW: A media access protocol for wireless LANs[A]. Proc. SIGCOMM'94[C]. London,United Kingdom,1994.

[11] Nitin H Vaidya,Paramvir Bahl,Seema Gupta. Distributed fair scheduling in a wireless LAN[A]. Proc. MOBICOM '00[C]. Boston,Massachusetts,USA,2000.

作者简介:



彭 泳 男,1978 年 4 月生于湖北省蒲圻市,1999 年毕业于北京邮电大学计算机学院,目前研究方向为无线网络性能改进,网络服务质量,流量控制.

程时端 女,1946 年 6 月生于上海,北京邮电大学程控交换技术与通信网国家重点实验室教授,通信与信息系统学科博士生导师,研究内容包括:IP 网络流量控制与拥塞控制,移动 IP 技术,组播技术,路由器队列调度与缓存管理技术等.